

# 利用基于测量的 WFQ 实现比例区分服务模型及其性能分析

晋晓辉, 李建东, 郭 峰

(西安电子科技大学 ISN 国家重点实验室信息科学研究所, 陕西西安 710071)

**摘要:** 本文首先介绍了比例区分服务模型的定义以及现有的两种实现算法 BPR 和 WTP, 然后定量地分析了 WFQ 算法在系统负荷和业务负载分布变化时的性能变化, 得出了其本身具有一定的抗突发能力. 提出了一种基于测量的可变权值的 WFQ 调度算法, 最后通过仿真, 将它与 BPR, WTP 和 WFQ 进行了比较. 仿真结果证明基于测量的 WFQ 在业务负载正常分布的情况下性能比 WFQ 更好, 且抗高等级突发的能力更强.

**关键词:** 服务质量; 比例区分服务模型; WFQ; 基于测量的 WFQ

**中图分类号:** TP393.4 **文献标识码:** A **文章编号:** 0372-2112 (2002) 03-0399-05

## Using Measurement-Based WFQ to Implement PDS and Its Performance Analysis

JIN Xiao-hui, LI Jiannong, GUO Feng

(National Key Lab of ISN, Information Science Institute, Xidian University, Xi'an, Shaanxi 710071, China)

**Abstract:** In the Internet, there are two types of QoS architectures: IntServ/RSVP and DiffServ. The DiffServ is divided into absolute DiffServ and relative DiffServ. First, the model of proportional differentiated service (PDS), a typical relative DiffServ model, and its two implementation algorithms BPR (Backlog Proportional Rate) and WTP (Waiting Time Priority) are presented in this paper. Then, the performance of WFQ (Weight Fair Queuing), a typical PFQ (Packet Fair Queuing) algorithm, is analyzed and simulated. The result shows that WFQ has certain resistibility to the burst of higher priority traffic classes. WFQ has better resistibility under medium load than in heavy load, and the larger the ratio of weights of successive queues, the stronger the resistibility of WFQ. Finally, a new measurement based WFQ (M-WFQ) is proposed. The performances of long term and short term of M-WFQ with BPR, WTP, and WFQ are given. The results show that M-WFQ has the best performance under normal traffic distribution reasonably and can be adaptive to variation of traffic load distribution.

**Key words:** QoS; PDS; WFQ; measurement based WFQ

## 1 引言

因特网的飞速发展促使它转变成一个能提供多等级服务质量的网络. 目前, 提供服务质量的网络结构和协议主要有两种: 资源预约/集成业务 (RSVP/IntServ, Resource ReSerVation Protocol/Integrated Service)<sup>[1,2]</sup> 和区分服务 (DS, Differentiated Service)<sup>[3,4]</sup>.

RSVP/IntServ 基于单一流, 采用资源预约和管理控制为应用提供严格的端到端服务质量. 它有三个主要的缺点: (a) 扩展性差. (b) 要求不同的相邻域有不同的域间策略和价格机制. (c) 需为不同的应用和网络服务参数制定不同的映射关系<sup>[5]</sup>.

由于 RSVP 的缺陷, IETF 又提出了区分服务 DS, 其思路是定义可配置的分组转发机制 (PHB, Per Hop Behavior), 基于聚集流提供不同的服务质量, 不保证单一流的端到端性能. DS 的研究主要分两个方向: 绝对区分服务和相对区分服务. 绝对

区分服务希望通过半静态的资源预约提供端到端服务质量, 主要有两种方法: 费用服务和有保证的服务. 它的缺点是实现复杂.

相对区分服务的宗旨是高等级业务的服务质量好于, 至少不差于低等级业务的服务质量. 它没有资源预约, 不保证绝对的端到端性能, 但保证各等级之间服务质量的顺序不随网络状态的变化而变化, 因此易于实现和扩展. RFC2474 已基于这种思想定义了一些 PHB. 当前实现的方法主要有: 价格机制、准确容量分配和严格优先级机制. 前两种机制不适应因特网流量突发的特性, 第三种机制使网络管理员丧失了对网络的调整能力. 同时高等级业务的突发可能会使低等级业务在整个突发期内得不到服务. Dovrolis 等提出了一个新的相对区分服务模型: 比例区分服务模型 PDS<sup>[6,7]</sup>. 本文在第 2 部分介绍 PDS 原理和现有的两种实现方法: BPR 和 WTP; 在第 3 部分定量地分析 WFQ 算法在不同系统负荷、不同权值和负载变

化时的性能,首次确认了 WFQ 本身具有一定的抗突发的能力,轻度的高等级业务突发并不会破坏各等级服务质量之间的关系;在第 4 部分提出基于测量的可变权值 WFQ(M-WFQ, Measurement based WFQ) 方法.最后通过仿真,证明了 M-WFQ 在具备 WFQ 算法固有优点的同时,增强了抵抗高等级业务突发的能力,能更好地实现 PDS.

### 2 比例区分服务模型 PDS

在 PDS 中,管理员通过设置区分参数来调整各级之间的服务质量空间.如果用  $q_i$  表示第  $i$  级的性能,则对所有的等级,有下式成立:

$$\frac{q_i}{q_j} = \frac{c_i}{c_j}, \quad i, j = 1 \dots N \quad (1)$$

其中,  $i$  越小,要求的服务质量越低;  $c_i$  是区分参数,且  $c_1 < c_2 < \dots < c_N$ . 这样,即使每个等级的服务质量随负载的变化而变化了,各级之间的服务质量之比仍然是固定的.

通常,衡量网络服务质量最常用的一个参数是分组的排队时延,本文首先考虑以长时间段内的分组平均时延为区分参数,则有下式成立:

$$\frac{\bar{d}_i}{\bar{d}_j} = \frac{\delta_i}{\delta_j}, \quad i, j = 1 \dots N \quad (2)$$

其中,  $\bar{d}_i$  是第  $i$  级业务的长期分组平均时延,  $\{\delta_i\}$  是时延区分参数,  $\delta_1 > \delta_2 > \dots > \delta_N > 0$ .

由于业务突发性,还需考虑短时间段内的分组平均时延.令  $\bar{d}_i(t, t + \tau)$  表示在时间段  $(t, t + \tau)$  内离去的第  $i$  级业务的分组平均时延,  $\tau > 0$  是监测时间窗口.如果在该时间段内第  $i$  级没有分组离开,则  $\bar{d}_i(t, t + \tau) = \infty$ . 如果在  $(t, t + \tau)$  内第  $i$  和第  $j$  级都有分组离去,则有:

$$\frac{\bar{d}_i(t, t + \tau)}{\bar{d}_j(t, t + \tau)} = \frac{\delta_i}{\delta_j} \quad (3)$$

目前实现 PDS 的算法有 BPR 和 WTP. BPR 动态地调整各级的服务速率以保证其服务速率和其存储量成某一比例,其特性呈现明显的锯齿状,该证明见文[6].

WTP 算法中,一个分组的优先级随等待时间的增加而增加,调度器从所有队列中选取优先级最高的分组.文[6,7]证明了系统重负荷时 WTP 比 BPR 更逼近于 PDS.但是它引入了一定的计算时延,运算量较大,很难用硬件实现.

### 3 WFQ 性能分析

准确容量分配方法采用的典型调度算法是 WFQ<sup>[8,9]</sup>,其思想是给高等级业务分配的带宽和缓冲区与其长期分组到达率之比大于低等级业务的相应值,保证在长期性能上,高等级业务获得的服务质量优于低等级业务获得的服务质量.

由于业务突发性,在短期内高等级业务的突发可能会造成高等级业务的带宽和缓冲区与突发期内其分组到达率之比小于低等级业务的相应值,从而会产生高等级业务的服务质量比低等级业务的服务质量差.大部分文章都只是定性地提到这点<sup>[7]</sup>,而没有定量地分析在怎样的突发程度下会出现这种现象

设一个 WFQ 调度器给业务到达率为  $\lambda_i$  的第  $i$  级业务分配的权值为  $w_i$ , 则应有:

$$\frac{w_i}{\lambda_i} > \frac{w_j}{\lambda_j}, \quad \text{当 } i > j \text{ 时} \quad (4)$$

当  $\lambda_i$  突发使得  $\frac{w_i}{\lambda_i} > \frac{w_j}{\lambda_j}$  时,是否一定使高等级业务的服务质量比低等级的服务质量差? 为了回答这个问题,本文进行了仿真,仿真工具为 NS2,拓扑结构如图 1:

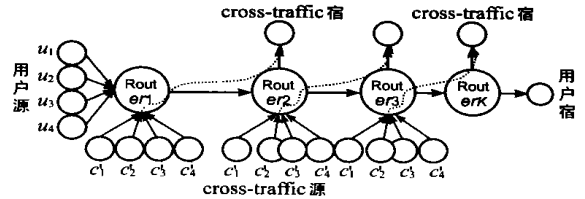


图 1 仿真拓扑结构

仿真的条件如下:

(1) 4 个用户源节点  $u_1 \sim u_4$ , 每个节点对应一个等级, 每个等级的平均流量为 100kbps. 在 BPR 和 WTP 中,  $s_1 = 1, s_2 = 2, s_3 = 4, s_4 = 8$ ; 在 WFQ 中, 为保证在系统重负荷时能逼近 PDS, 权值设置为  $w_1 = 1.6, w_2 = 2, w_3 = 3, w_4 = 3.3$ ; 在 M-WFQ 下, 当系统负荷参数  $\rho < 0.75$  时,  $w_1 = 1, w_2 = 3.2, w_3 = 8, w_4 = 9.2$ ; 当  $0.75 < \rho < 0.85$  时,  $w_1 = 0.8, w_2 = 1.6, w_3 = 3, w_4 = 3.3$ ; 当  $\rho > 0.85$  时,  $w_1 = 1.6, w_2 = 2, w_3 = 3, w_4 = 3.3$ . (权值选择的准则见第 4 部分).

(2) 干扰流也有对应的 4 个等级  $c'_1 \sim c'_4$  ( $c'_i = u_i, i = 1 \sim 4$ ), 流向如图中虚线所示, 分组到达间隔服从 Pareto 分布, 整形参数  $\alpha = 1.9$ . 负载分布为: 等级 1 占总流量的 40%, 等级 2 占 30%, 等级 3 占 20%, 等级 4 占 10%. 干扰分组长度分布模型为: 40 字节的分组占 40%, 550 字节的占 50%, 1500 字节的占 10%. (本文不考虑用户分组的服务时间, 只考虑排队时间, 为了排除不同长度用户分组的的不同服务时间, 简化用户分组长度为 500 字节.)

(3) 干扰流的流量总和从路由器之间的链路容量 (2.5Mbps) 的 70% 开始, 每次增加 5%, 一直增加到 95%.

通过仿真发现, 高等级业务的服务质量差于低等级业务的服务质量的现象, 不仅取决于  $\frac{w_i}{\lambda_i}$  和  $\frac{w_j}{\lambda_j}$  的大小, 还取决于  $w_i$  和  $w_j$  之比和系统负荷  $\rho$ . 图 2~7 中每个点取的是该等级用户业务流中连续 30 个分组的平均时延. 图 2 中,  $\rho = 0.9, \frac{w_4}{\lambda_4} \frac{w_3}{\lambda_3} = 0.55$ , 可以看到第 4 等级业务的平均排队时延  $\bar{d}_4$  比第 3 等级的  $\bar{d}_3$  大. 图 3 中,  $\rho = 0.75$ , 提高等级 4 的突发程度  $\lambda_4$ , 此时, 比  $\frac{w_4}{\lambda_4} \frac{w_3}{\lambda_3} = 0.44$ , 比图 2 中的值小, 但  $\bar{d}_4$  和  $\bar{d}_3$  基本相当, 这说明了当系统中等负荷时 (本文将  $\rho$  约为 75% 认为是中等负荷, 在 90% 左右认为是重负荷), WFQ 的抗高等级业务突发的能力比系统重负荷时好. 图 4 中, 改变  $w$  之比, 再次提高  $\lambda_4, \rho = 0.9$ , 此时  $\frac{w_4}{\lambda_4} \frac{w_3}{\lambda_3} = 0.01425$ , 远远小于 1, 但  $\bar{d}_4$  仍然比

$\bar{d}_3$  小, 说明  $\{w_i\}$  之比越大, WFQ 抗高等级业务突发的能力越强。在仿真中还发现, WFQ 保证等级越高的业务时延抖动越小。

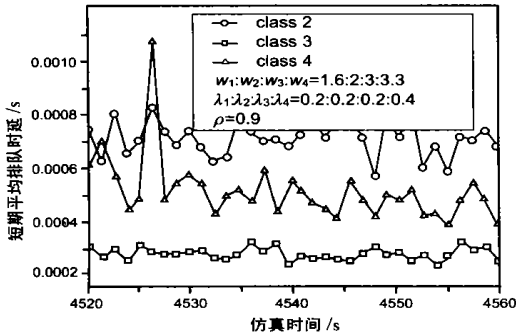


图 2  $W$  之比较小, 重负荷时 2, 3, 4 等级的平均排队时延

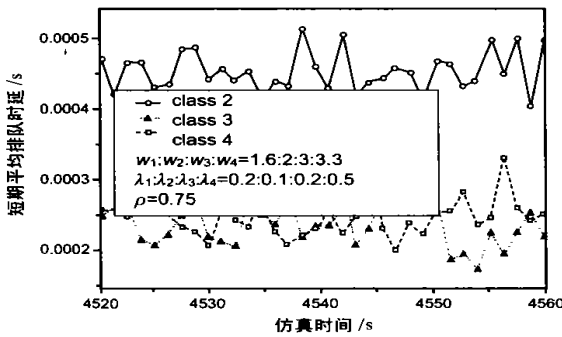


图 3  $W$  之比较小, 中等负荷时 2, 3, 4 等级的平均排队时延

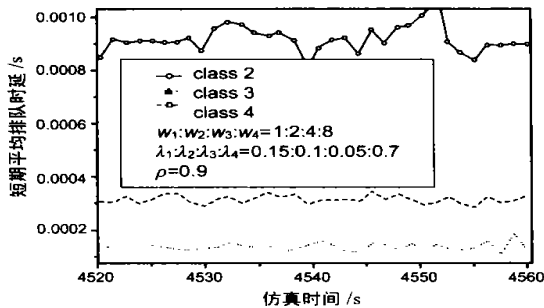


图 4  $W$  之比较大, 重负荷时 2, 3, 4 等级的平均排队时延

WFQ 权值的选择取决于负载的分布和所期望的各等级之间的时延关系, 选定后短期内不再变化, 当负载变化时很难保证各等级之间的时延关系, 所以它并不适合于 PDS。但是 WFQ 实现采用虚拟时钟算法, 在软、硬件实现上有一定优势<sup>[9]</sup>。

### 4 基于测量的 WFQ

当高等级业务突发时, 如果权值不变, 则后续分组的排队时延增加, 时延抖动增加。采用基于测量的方法, 每一段时间间隔统计一次各等级的分组流量, 如果没有高等级业务突发, 则采用标准的 WFQ 算法; 如果有高等级业务突发, 则令突发分组的权值为该分组进入队列时该队列的长度乘以无突发时该队列的权值, 可表示为式(5):

$$w_i^k = n_i^k * w_i, \text{ 系统有突发时}$$

$$w_i^k = w_i, \text{ 系统无突发时}$$
(5)

其中,  $n_i^k$  为等级  $i$  的分组  $p_i^k$  进入队列时该队列的长度,  $w_i$  是无突发时该队列的权值,  $w_i^k$  是分组  $p_i^k$  的权值。

根据文献[9]的式(11), 式(5)中的权值增大等效于结束时间提前, 则该分组在系统中排队的位置相对于其他队列的分组就有可能提前, 从而减小排队时延。同一队列中的分组仍然是先来先服务。

在仿真中发现, 系统负荷不同时采用不同权值会更好符合 PDS。由于没有合适的理论分析方法, 本文只能通过在仿真中不断调整权值的方法找到适合不同业务量分布和不同系统负荷的权值。首先, 简化地认为无突发时各等级之间的分布情况为  $\lambda_1: \lambda_2: \lambda_3: \lambda_4 = 0.4: 0.3: 0.2: 0.1$ , 设定相邻等级之间的分组平均时延之比为 2。其次, 将系统负荷分割为 3 个范围:  $\rho < 0.75$ ,  $0.75 \leq \rho < 0.85$  和  $\rho \geq 0.85$ 。然后通过在各个系统负荷范围内修改权值来观察平均排队时延的变化, 发现当  $\rho < 0.75$  时,  $w_1: w_2: w_3: w_4 = 1: 3.2: 8: 9.2$  可使  $\bar{d}_i$  和  $\bar{d}_{i+1}$  之比比较符合 2 倍关系(本文中取  $\delta_i: \delta_{i+1} = 2$ , 也可根据不同情况取其他值); 当  $0.75 \leq \rho < 0.85$  时,  $w_1: w_2: w_3: w_4 = 0.8: 1.6: 3: 3.3$  可使  $\bar{d}_i$  和  $\bar{d}_{i+1}$  之比比较符合 2 倍关系; 当  $\rho \geq 0.85$  时,  $w_1: w_2: w_3: w_4 = 1.6: 2: 3: 3.3$  可使  $\bar{d}_i$  和  $\bar{d}_{i+1}$  之比比较符合 2 倍关系。在现实网络中, 管理员可以根据统计测量, 测出本网络的长期流量分布, 采用相似的仿真分析方法设置合适的权值使得各级之间的服务质量符合设定的区分参数。

在 M-WFQ 中, 根据一个时间段的测量计算出系统负荷, 然后系统在下一个时间段内采用与该利用率相匹配的权值, 使在不同的负载情况下各个时间段内都能较好地逼近 PDS。

M-WFQ 不同于 BPR 的地方是: BPR 是根据队列的长度来计算该队列第一个分组的优先级, 每次分组离去都会影响后续分组的优先级; 而 M-WFQ 是根据该分组进入队列时刻该队列的长度和该队列的权值来计算其离去时间, 并由离去时间来决定其离开转发节点的相对顺序。该时间一旦确定, 不受前面离去分组和后续进入分组的影响, 不增加运算复杂度, 且不会在连续离去的分组之间引入再计算所需的时延。与 WFQ 相比, M-WFQ 需要为每个队列增加两个计数器, 一个统计排队队长, 一个统计在一个时间间隔内该队列服务的分组数。

采用 M-WFQ 需要考虑两个因素: 测量时间间隔的大小, 怎样划分系统负荷范围和设置相应的权值。测量时间间隔的大小取决于系统中高等级业务的服务质量要求和流量特性。如果高等级业务要求很严格的服务质量和突发性非常强, 且每次突发期都比较短, 则测量时间间隔较小; 反之较大。系统负荷范围划分越细, 增加了(系统负荷范围, 权值组)的数目, 增加了管理员的工作量, 但同时也提高了网络在各种情况下对服务质量保证的能力。

### 5 仿真及分析

仿真的目的是评估 BPR, WTP, WFQ 和 M-WFQ 在 PDS 模

型下的性能,主要分三部分:首先考虑各种算法的长期平均时延特性,再看它们在短时间段内能否满足 PDS 的要求,最后考虑高等级业务突发时的平均时延变化.仿真模型与第 3 部分的模型相同.

表 1 给出了这四种算法在不同负荷下各等级的长期平均时延之比.仿真中,理想的相邻等级的长期平均时延之比等于 2.从表 1 中,可以看到 BPR 并不很符合 PDS 的要求,随着系统负荷上升,  $\bar{d}_2/\bar{d}_3$ ,  $\bar{d}_3/\bar{d}_4$  逐渐靠拢 2 倍关系,  $\bar{d}_1/\bar{d}_2$  成发散形. WTP 的收敛性非常好,它适合于网络重负荷,不适合于网络低负荷. WFQ 在低负荷时,各级之比相对较分散,随系统负荷上升而逐渐收拢.由于为不同的系统负荷段选择了不同的权值分配关系,所以在中等负荷和重负荷时, M-WFQ 比较符合 PDS 的要求.由此得出:在长期性能上, M-WFQ 比 BPR, WTP, WFQ 更适合于 PDS 模型.

表 1 BPR, WTP, WFQ 和基于测量的 WFQ 的长期平均时延之比

信道利用率	$\rho=0.7$			$\rho=0.8$			$\rho=0.9$		
	$\bar{d}_1/\bar{d}_2$	$\bar{d}_2/\bar{d}_3$	$\bar{d}_3/\bar{d}_4$	$\bar{d}_1/\bar{d}_2$	$\bar{d}_2/\bar{d}_3$	$\bar{d}_3/\bar{d}_4$	$\bar{d}_1/\bar{d}_2$	$\bar{d}_2/\bar{d}_3$	$\bar{d}_3/\bar{d}_4$
BPR	1.2	1.9	2.7	1.37	2	2.89	1.66	2.07	3.4
WTP	1.12	1.74	2.45	1.4	1.79	2.45	1.8	1.88	2.26
WFQ	1.01	1.77	2.08	1.28	1.88	2.05	2.22	2.03	2.02
M-WFQ	1.3	2.04	2.14	1.69	1.98	2.05	2.00	2.03	2.02

图 5~7 分别给出了当  $\rho=95\%$  时四种算法在短时间段内平均时延分布的情况.由于此时 WFQ 和 M-WFQ 的权值相同,所以二者的图形相同.从图 5~7,可以看出在系统负荷高达 95% 时, BPR 和 WTP 的高等级业务的平均时延和时延抖动都大幅上升,高等级业务的服务质量受到了很大的影响.而 WFQ 和 M-WFQ 以牺牲最低等级业务(通常为尽力转发业务或准尽力转发业务)的排队时间为代价,保证了高等级业务的平均排队时延和时延抖动都很小.所以可以说在短期性能上, M-WFQ 比 BPR, WTP 更好.同时,与 WFQ 相比, M-WFQ 在更宽的系统负荷范围内提供的服务更好.

由于业务的突发特性,有可能在某一个时间段内高等级业务到达率大为增加,表 2 给出了当高等级业务突发时四种算法的性能.

表 2 高等级业务突发时 4 种算法的性能比较

到达率之比	$\lambda_1: \lambda_2: \lambda_3: \lambda_4=$			$\lambda_1: \lambda_2: \lambda_3: \lambda_4=$			$\lambda_1: \lambda_2: \lambda_3: \lambda_4=$		
	0.2	0.2	0.2:0.4	0.2	0.1	0.2:0.5	0.1	0.1	0.2:0.6
时延之比	$\bar{d}_1/\bar{d}_2$	$\bar{d}_2/\bar{d}_3$	$\bar{d}_3/\bar{d}_4$	$\bar{d}_1/\bar{d}_2$	$\bar{d}_2/\bar{d}_3$	$\bar{d}_3/\bar{d}_4$	$\bar{d}_1/\bar{d}_2$	$\bar{d}_2/\bar{d}_3$	$\bar{d}_3/\bar{d}_4$
BPR	4.27	2.37	1.96	4.52	3.17	1.25	5.1	2.9	1.78
WTP	2.32	2.01	1.87	2.4	2.03	1.81	2.5	2.16	1.87
WFQ	1.94	2.53	0.56	1.94	1.95	0.41	1.38	2	0.38
M-WFQ	2.66	1.94	1.74	2.8	2.23	1.71	3.48	2.23	1.49

表 2 中,通过逐渐增加第四等级的突发程度来分析各种算法的抗高等级业务突发的能力,  $\rho=90\%$ .可以看到:忽略对时延不敏感的等级 1, BPR 的  $\bar{d}_2/\bar{d}_3$ ,  $\bar{d}_3/\bar{d}_4$  相对较集中,可以说 BPR 具有一定的抗高等级业务突发的特性; WTP 业务的抗

高等级业务突发特性非常好,这主要是因为转发分组完全是根据各队列第一个分组在系统中排队的时间来决定的,所以各等级之间的平均时延之比与  $\{s_i\}$  之比比较接近,但这时高等级业务的平均时延和时延抖动的数值较大; WFQ 算法随高等级业务突发的增加,  $\bar{d}_3/\bar{d}_4 < 1$ ,这说明第四等级业务的服务质量比第三等级业务的服务质量差,这违背了相对区分服务的宗旨,也说明了 WFQ 抗突发的能力是有限的,尤其是重负荷时,能力更差; M-WFQ 算法相邻等级的平均时延之比比 BPR 更理想,且  $\bar{d}_3$  始终大于  $\bar{d}_4$ ,因此可以看到 M-WFQ 算法完全可以抗高等级业务突发.

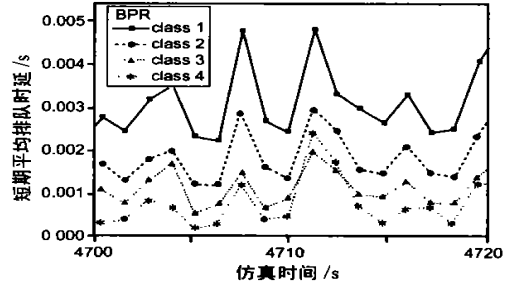


图 5 BPR 的短期平均时延

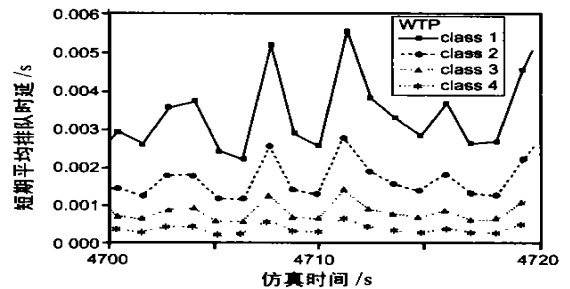


图 6 WTP 的短期平均时延

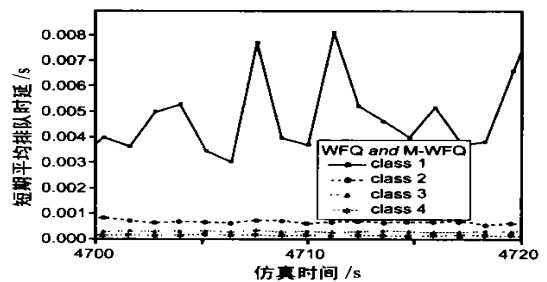


图 7 WFQ 和 M-WFQ 的短期平均时延

## 6 结论

PDS 模型易于实现,其研究的关键是找到一个合适的排队算法.基于测量的 WFQ 在保持 WFQ 计算复杂度小、保证高等级业务的服务质量的特性的基础上,提高了抵抗高等级业务突发的能力.并且通过为不同系统负荷设置不同的权值,能保证在系统不同负荷时始终满足管理员的要求.今后应该继续研究的方向是找到一种方法,能减小由于高等级业务突发而导致的时延抖动的增加.

## 参考文献:

- [ 1 ] R Braden, et al. Resource ReSerVation Protocol (RSVP) Version 1 Applicability Statement Some Guidelines on Deployment [ S ]. IETF RFC 2208, 1997.
- [ 2 ] J Wroclawski, The Use of RSVP with IETF Integrated Services [ S ]. IETF RFC 2210, 1997.
- [ 3 ] S Blake, et al. An Architecture for Differentiated Services [ S ]. IETF RFC 2475, 1998.
- [ 4 ] 盛立志等. 一种区分服务综合方案的模型与性能分析 [ J ]. 电子学报, 2000, 28(11A): 32- 35.
- [ 5 ] 张尧学等. 基于 RSVP 的 QoS 参数控制报文设计与实现 [ J ]. 电子学报, 2000, 28(2): 39- 42.
- [ 6 ] C Dovrolis, et al. Proportional differentiated service: Delay differentiation and packet scheduling [ A ]. ACM SIGCOMM '99 [ C ], Cambridge, MA, Sep. 1999: 109- 120.
- [ 7 ] C Dovrolis, et al. A case for relative differentiated services and the proportional differentiation model [ J ]. IEEE Network. 1999 13(5): 26- 34.
- [ 8 ] A Demers, et al. Analysis and simulation of a fair queuing algorithm [ J ]. Journal of Internetworking Research and Experience, October 1990: 3- 26.

- [ 9 ] A K Parekh, et al. A generalized processor sharing approach to flow control in integrated services networks—the single node case [ J ]. IEEE/ ACM Transaction on Networking, 1993, 1(3): 344- 357.

## 作者简介:



晋晓辉 男. 1973 年出生于山西. 分别于 1994 年和 1997 年在西安电子科技大学获得学士学位和硕士学位, 现在该校攻读博士, 感兴趣的研究方向为 WLAN, IPv6, QoS.

李建东 男. 1962 年出生于江苏. 西安电子科技大学教授、博士生导师、通信工程学院院长、中国通信学会会士、中国电子学会高级会员、IEEE 高级会员、第一届和第四届 863 个人通信技术专业专家组成员. 主要的研究领域包括个人通信、移动通信、分组无线网、分布式无线网络、软件无线电和移动 IP 等方面.